

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 02-023417

(43)Date of publication of application : 25.01.1990

(51)Int.Cl.

G06F 3/06

G06F 3/06

G11B 20/10

(21)Application number : 63-174518

(71)Applicant : MATSUSHITA ELECTRIC IND CO
LTD

(22)Date of filing : 13.07.1988

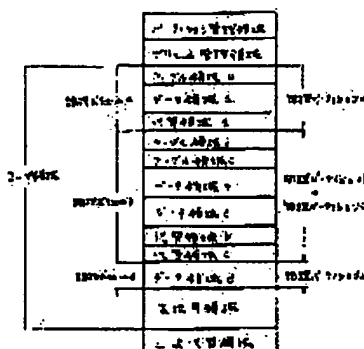
(72)Inventor : FUKUSHIMA YOSHIHISA
SATO ISAO

(54) INFORMATION RECORDING SYSTEM AND INFORMATION RECORDING MEDIUM

(57)Abstract:

PURPOSE: To attain the defective sector control by forming one secondary alternate area in an information recording medium and alternately recording collectively all defective sectors which cannot be alternately executed in a physical partition.

CONSTITUTION: One physical partition or above having a capacity suitable for the alternate control of a defective sector by a disk control device is formed in a logical volume to set an auto-mode. In the internal part, a data area to record user data, an alternate area to record an alternate sector and a table area to record the alternate table to hold collectively the corresponding relation of the defective sector and the alternate sector are formed. When the alternate processing cannot be executed in a physical partition to detect a constant defective sector or above from the data area and the alternate area of the physical partition to set an auto-mode as an alternate control system, the secondary alternate area to secondarily alternate-record the overflowed defective sector is formed.



⑫ 公開特許公報(A) 平2-23417

⑬ Int.Cl.⁵

G 06 F 3/06

G 11 B 20/10

識別記号

3 0 1 J

3 0 6 K

C

庁内整理番号

6711-5B

6711-5B

7923-5D

⑭ 公開 平成2年(1990)1月25日

審査請求 未請求 請求項の数 4 (全14頁)

⑮ 発明の名称 情報記録方式と情報記録媒体

⑯ 特 願 昭63-174518

⑰ 出 願 昭63(1988)7月13日

⑱ 発 明 者 福 島 能 久 大阪府門真市大字門真1006番地 松下電器産業株式会社内
 ⑲ 発 明 者 佐 藤 勲 大阪府門真市大字門真1006番地 松下電器産業株式会社内
 ⑳ 出 願 人 松下電器産業株式会社 大阪府門真市大字門真1006番地
 ㉑ 代 理 人 弁理士 栗野 重孝 外1名

明 細 書

1、発明の名称

情報記録方式と情報記録媒体

2、特許請求の範囲

- (1) セクタ単位で情報が記録再生されるディスク状の情報記録媒体内に一つのボリューム管理領域と一つ以上の論理ボリュームを形成するとともに論理ボリュームの管理情報を一括して保持したボリューム管理ブロックをボリューム管理領域に記録して論理ボリュームを管理する手段と、情報記録媒体内に一つのパーティション管理領域と各論理ボリューム内に一つ以上の物理パーティションを形成するとともに物理パーティションの管理情報を一括して保持したパーティション管理ブロックをパーティション管理領域に記録して物理パーティションを管理する手段と、物理パーティション内にユーザデータを記録するデータ領域と欠陥セクタを代替する代替セクタが記録される代替領域とそして欠陥セクタと代替セクタとの対応関係を一括して保持

した代替管理テーブルを記録するテーブル領域とを形成してデータ領域から検出された欠陥セクタを物理パーティション内で代替管理する手段と、情報記録媒体内に一つの二次代替領域を形成して物理パーティション内で代替不能となった全ての欠陥セクタを一括して代替記録する手段とを備えたことを特徴とする情報記録方式。

- (2) 書き換え不能な特性を持つ情報記録媒体を使用するときに、ボリューム管理ブロックとパーティション管理ブロックと代替管理テーブルは、それぞれボリューム管理領域とパーティション管理領域とテーブル領域内において領域の一端から未記録セクタを連続的に用いて更新記録されることを特徴とする請求項1記載の情報記録方式。

- (3) セクタ単位で情報が記録再生されるディスク状の情報記録媒体内にユーザデータが記録されるユーザ領域と、ユーザ領域内から検出された欠陥セクタを代替する代替セクタが記録される代替領域と、そして欠陥セクタと代替セクタの

対応関係を保持した代替管理テーブルが記録されるテーブル領域から構成される物理パーティションと、各物理パーティションの管理情報を一括して保持するパーティション管理ブロックが記録されるパーティション管理領域と、一つ以上の物理パーティションから構成される論理ボリュームと、各論理ボリュームの管理情報を一括して保持するボリューム管理ブロックが記録されるボリューム管理領域と物理パーティション内で代替不能となった全ての欠陥セクタを一括して代替記録する二次代替領域とを形成することを特徴とした情報記録媒体。

- (4) 論理パーティションが複数の物理パーティションから構成されるとき、物理パーティションを構成する各ユーザ領域は連続した領域に配置されたことを特徴とする請求項3記載の情報記録媒体。

3、発明の詳細な説明

産業上の利用分野

本発明はセクタ単位で情報の記録再生を行う情

ラスタに対応するFATエンタリに識別フラッグを記録することによって欠陥セクタを管理している。このようなFATエンタリは、フォーマット動作において欠陥セクタが含まれないクラスタに対応したFATエンタリには未使用フラッグを、また欠陥セクタが含まれるクラスタに対応したFATエンタリには欠陥識別フラッグを記録することによって初期化が行われる。また、新しいファイルの登録動作では、未使用フラッグが記録されたFATエンタリがファイルサイズに対応した必要個数だけFATの先頭から順に検索される。このとき、欠陥識別フラッグが記録されたFATエンタリが読み飛ばされることによって、新たなファイルの記録に欠陥セクタが用いられることはない。そして未使用クラスタにファイルの実体が記録された後、新しいクラスタ間の連結状態を表わすように書き換えられたFATが更新記録される。

発明が解決しようとする課題

しかしながら、追記型光ディスクのように情報

報記録媒体と、この情報記録媒体を用いる記録再生装置に適用する情報記録方式に関するものである。

従来の技術

従来の磁気ディスクやフロッピディスクのような情報記録媒体を用いた記録再生装置では、例えば16ビットパーソナルコンピュータの汎用OSとして知られるマイクロソフト社のMS-DOSを用いて、欠陥セクタ処理を含むファイル管理が行われている。MS-DOSでは、情報記録媒体内にファイルの管理情報を記録するディレクトリ領域とファイルの実体を記録するデータ領域の他に、クラスタ単位に分割されたデータ領域の使用状況を管理するためのファイルアロケーションテーブル(FAT)が記録されるFAT領域が形成される。また、FATの各エンタリ(FATエンタリ)は各クラスタと1対1に対応して、クラスタの使用/未使用やファイルの記録に用いた複数のクラスタの連結状態を管理するとともに、クラスタ内に欠陥セクタが含まれる場合には、このク

記録媒体が書き換え不能な材料特性を持つ場合には、同一領域内においてFATの記録内容を更新することができないためにFATを用いた従来のファイル管理手法による欠陥セクタ管理は適用不可能である。

また、書き換え型光ディスクのように情報記録媒体が書き換え可能な材料特性を持ちながら、一方では書き換え回数がある値を越えた後に欠陥セクタの発生が急増するような可能性を持つ場合、ファイルの登録動作や更新動作にともなって毎回書き換えられるFAT領域は、その書き換え回数は著しく増加することによって欠陥セクタが発生する可能性が高い。しかしながら、FAT領域内で発生する欠陥セクタの代替手段は存在せず、FAT領域内で二重記録された両方のFATが欠陥セクタの発生によってともに再生不能となる可能性が高い。したがって、FATを用いた従来のファイル管理手法による欠陥セクタ管理は書き換え型光ディスクに対して適用不可能である。

本発明はかかる点に鑑み、書き換え不能な材料

特性や実用的な書き換え回数の制限を持つ情報記録媒体を用いる記録再生装置において、欠陥セクタ管理を可能とすることを特徴とした情報記録方式とこの情報記録方式が適用可能となるデータ構造を持つことを特徴とした情報記録媒体を提供することを目的とする。

課題を解決するための手段

本発明は、セクタ単位で情報が記録再生されるディスク状の情報記録媒体内に一つのボリューム管理領域と一つ以上の論理ボリュームを形成するとともに論理ボリュームの管理情報を一括して保持したボリューム管理ブロックをボリューム管理領域に記録して論理ボリュームを管理する手段と、情報記録媒体内に一つのパーティション管理領域と各論理ボリューム内に一つ以上の物理パーティションを形成するとともに物理パーティションの管理情報を一括して保持したパーティション管理ブロックをパーティション管理領域に記録して物理パーティションを管理する手段と、物理パーティション内にユーザデータを記録するデータ領域

パーティションから構成される論理ボリュームと、各論理ボリュームの管理情報を一括して保持するボリューム管理ブロックが記録されるボリューム管理領域と物理パーティション内で代替不能となった全ての欠陥セクタを一括して代替記録する二次代替領域とを形成することを特徴とした情報記録媒体である。

作用

本発明は、情報記録媒体内に一つのボリューム管理領域と一つ以上の論理ボリュームを形成し、論理ボリュームの管理情報を一括して保持したボリューム管理ブロックをボリューム管理領域に記録することにより、情報記録媒体をいくつかの論理ボリュームに分割して管理する。

また、情報記録媒体内に一つのパーティション管理領域と各論理ボリューム内に一つ以上の物理パーティションを形成し、物理パーティションの管理情報を一括して保持したパーティション管理ブロックをパーティション管理領域に記録することにより、論理ボリュームをいくつかの物理パー

と欠陥セクタを代替する代替セクタが記録される代替領域とそして欠陥セクタと代替セクタとの対応関係を一括して保持した代替管理テーブルを記録するテーブル領域とを形成してデータ領域から検出された欠陥セクタを物理パーティション内で代替管理する手段と、情報記録媒体内に一つの二次代替領域を形成して物理パーティション内で代替不能となった全ての欠陥セクタを一括して代替記録する手段とを備えたことを特徴とする情報記録方式。

本発明は、セクタ単位で情報が記録再生されるディスク状の情報記録媒体内にユーザデータが記録されるユーザ領域と、ユーザ領域内から検出された欠陥セクタを代替する代替セクタが記録される代替領域と、そして欠陥セクタと代替セクタの対応関係を保持した代替管理テーブルが記録されるテーブル領域から構成される物理パーティションと、各物理パーティションの管理情報を一括して保持するパーティション管理ブロックが記録されるパーティション管理領域と、一つ以上の物理

パーティションに分割し、物理パーティションを基本単位とした欠陥セクタ管理を行う。

そして、物理パーティション内にデータ領域と代替領域とテーブル領域が形成されることにより、データ領域内から検出された欠陥セクタは代替領域内で未使用状態にある代替セクタを用いて代替記録されるとともに更新された代替管理テーブルがテーブル領域内に記録されることによって、検出された欠陥セクタの一次代替処理を物理パーティション内で実行する。

さらに、二次代替領域が形成されることにより、物理パーティション内部で代替不能となった全ての欠陥セクタは二次代替領域内で未使用状態にある代替セクタを用いて代替記録されるとともに更新された代替管理テーブルがテーブル領域内に記録されることによって、物理パーティション内でオーバーフローした欠陥セクタの二次代替処理を行う。

実施例

本発明の情報記録方式とその情報記録方式を適

用した情報記録媒体について、図面を参照しながら以下に説明する。第1図は、本発明の情報記録方式を適用した情報記録媒体の一実施例における領域構成図である。第1図ではセクタ単位に分割されたディスク状の情報記録媒体のユーザ領域内に複数の論理ボリュームが形成され、各論理ボリューム単位でファイル管理が行われる。例えば、一つの論理ボリュームの最大容量が32MBに制限されるMS-DOSのような汎用OSを用いて光ディスク装置のように数百MBの容量を有するデバイスを駆動するとき、このようなファイルの分割管理が必要となる。そして、形成された各論理ボリュームの管理情報を一括して保持するボリューム管理ブロックが記録されるボリューム管理領域が形成される。

次に、論理ボリューム内における欠陥セクタの代替管理方式には、ディスク制御装置がその内部に組み込まれた処理手順にしたがい欠陥セクタの代替管理を自動的に実行するオートモードと、OSやアプリケーションプログラムが指定した特

定の処理手順にしたがいホストコンピュータ自身で欠陥セクタの代替管理を実行するホストモードの2種類があり、これらの代替管理方式は論理ボリューム単位で設定される。オートモードが設定された論理ボリューム内には、ディスク制御装置による欠陥セクタの代替管理に適した容量を持つ1個以上の物理パーティションが形成される。この物理パーティションは欠陥セクタの代替処理を実行する基本単位であり、内部にはユーザデータが記録されるデータ領域と、代替セクタが記録される代替領域と、そして欠陥セクタと代替セクタの対応関係を一括して保持する代替管理テーブルが記録されるテーブル領域が形成される。論理ボリュームが複数の物理パーティションに分割される場合には、各物理パーティションのデータ領域は情報記録媒体内において連続した領域として割り当てられる。例えば、代替管理テーブルのサイズや代替領域の容量に関連して物理パーティションのデータ領域の容量が32MB以下に制限される場合に、第1図においてデータ領域の容量とし

て20MBが指定された論理ボリュームaは物理パーティションaのみから構成される。またデータ領域の容量として50MBが指定された論理ボリュームbの内部には、容量25MBのデータ領域をそれぞれ持つ物理パーティションbと物理パーティションcが形成される。そして、第1図に図示されたように物理パーティションbのデータ領域bと物理パーティションcのデータ領域cは連続的に配置される。また、テーブル領域と代替領域の容量はオートモードが設定された全ての物理パーティションについて共通であり、物理パーティション内に割り当てられるデータ領域の最大容量と欠陥セクタ率に対応して与えられる。一方、第1図において代替管理方式としてホストモードが設定された論理ボリュームdでは、データ領域dのみを持った物理パーティションdが形成され、データ領域の容量は制限されない。

また、このようにして形成された各物理パーティションの管理情報を一括して保持するパーティション管理ブロックが記録されるパーティション

管理領域が形成される。

さらに、代替管理方式としてオートモードが設定された物理パーティションのデータ領域や代替領域から一定数以上の欠陥セクタが検出される物理パーティション内での代替処理が不可能になった場合に、オーバーフローした欠陥セクタを二次的に代替記録する二次代替領域が形成される。

次に、第2図はボリューム管理ブロックの構成図である。ボリューム管理ブロックの先頭には、論理ボリュームの登録数や媒体の総容量そして未使用領域の管理情報（例えば先頭アドレス容量）など情報記録媒体全体に関する管理情報がヘッダーとして記録される。また、ヘッダーに続く各ボリュームエントリには、対応する論理ボリュームの管理情報としてボリューム名・データ領域の先頭アドレス・ボリューム容量そして欠陥セクタの代替管理方式を識別する管理識別子が記録される。なお、論理ボリュームbのように複数の物理パーティションに分割された場合、その内部に割り当てられたデータ領域bとデータ領域cを連続した

一つのデータ領域と見なして先頭アドレス（データ領域bの先頭アドレスに同じ）をボリュームエントリに登録する。

第3図はパーティション管理ブロックの構成図である。パーティション管理ブロックの先頭には、物理パーティションの登録数とパーティション管理領域の管理情報（例えば先頭アドレスと容量）そして二次代替領域の管理情報（例えば二次代替領域の先頭アドレスと容量そして二次代替領域内で未使用状態にある二次代替セクタの先頭アドレス）など情報記録媒体全体に関する管理情報を持つヘッダーが記録される。また、ヘッダーに続く各パーティションエントリには対応する物理パーティションの管理情報として、欠陥セクタの代替管理方式を識別する管理識別子とデータ領域・代替領域・テーブル領域の管理情報（例えば先頭アドレスと容量）が記録される。

第4図は代替管理テーブルの構成図である。代替管理テーブルの先頭には、テーブルエントリ登録数がヘッダーとして記録される。またヘッダー

が保持される。次に、ホストインタフェース回路4は、ホストインタフェース11を介してホストコンピュータ12と接続され、デバイスコマンドやセンスデータ等の制御情報を主制御回路1との間で授受するとともに、バスライン3を介して転送データバッファ5との間で記録／再生データを転送する。エラー検出訂正回路7は、データ記録時にバスライン3を介して転送データバッファ5あるいは管理データバッファ6内から記録データを読みだしてエラー検出訂正符号を付加するとともに、データ再生時にはこれらのバッファから読みだされた再生データに対しては記録時に付加されたエラー検出訂正符号を用いて再生データのエラーを検出・訂正する回路である。記録再生制御回路8はデータ記録時にはエラー検出訂正符号が付加された記録データを転送データバッファ5あるいは管理データバッファ6から読み出して変調した後にドライブインタフェース9を介して光ディスクドライブ10に転送するとともに、データ再生時にはドライブインタフェース9を介して光

に続く各テーブルエントリには、対応する欠陥セクタのアドレス、一次代替／二次代替を判別する管理フラッグ、そして代替セクタアドレスが記録される。

第5図は、本発明の情報記録方式を適用した光ディスク制御装置の一構成例を示すブロック図である。第5図において、主制御回路1はその内部に格納された制御手順にしたがい光ディスク制御装置2全体を制御する回路であり、バランス3によってホストインタフェース回路4、転送データバッファ5、管理データバッファ6、エラー検出訂正回路7、そして記録再生制御回路8と接続される。また主制御回路1は、ドライブインタフェース9を介して光ディスクドライブ10との間でドライブコマンドやドライブセンスデータを授受する。転送データバッファ5には、ホストコンピュータ12との間で転送される記録／再生データが保持される。また管理データバッファ6には、主制御回路1がディスクの管理情報として用いるパーティション管理ブロックや代替管理テーブル

ディスクドライブ10から転送された再生データを復調した後にこれらのバッファに書き込む回路である。

次に、第1図から第4図でデータ構造を説明した情報記録媒体を用いて上記のように構成された光ディスク制御装置2において、本発明の情報記録方式の一実施例を以下に説明する。なお、説明の簡単化のためにボリューム管理ブロックとパーティション管理ブロックそして代替管理テーブルの容量は1セクタ相当であるものとする。また、最初に書き換え可能型光ディスクを対象として制御方式を説明した後に、追記型光ディスクに対する適用方法について説明する。

まず、ディスク装着時において光ディスク制御装置2がパーティション管理ブロックを管理データバッファ6内に読み出す動作について第6図のフローチャートにしたがって以下に説明する。

(A) 光ディスクドライブ10は、新たなディスクが装置内に装着されたことを検出すると、ドライブインタフェース9を介してディスクの装着を

主制御回路1に通知する。主制御回路1はドライブインタフェース9を介して光ディスクドライブ10にドライブコマンドを送出してパーティション管理領域へのシークを指令する。光ディスクドライブ10はシーク動作が完了すると、ドライブインタフェース9を介してドライブコマンドの実行完了を主制御回路1に通知する。

(B) 主制御回路1は記録再生制御回路8に目標セクタアドレスとしてパーティション管理領域のアドレスを指定してデータ再生動作を起動する。記録再生制御回路8は目標セクタを検出すると、目標セクタからのデータ再生を試みる。

(C) 目標セクタが記録済である場合、記録再生制御回路8は光ディスクドライブ10から読み出された再生データを復調して管理データバッファ6に転送する。再生データの転送が完了すると、主制御回路1は続いてエラー検出訂正回路7を起動して再生データに対するエラー訂正処理を行う。

(D) 一方、目標セクタが未記録である場合、主制御回路1は記録再生制御回路8から送出される

1は、ホストインタフェース回路4内に取り込まれたデバイスコマンドを読み出して解釈すると、光ディスクドライブ10に対してドライブコマンドを送出してボリューム管理領域へのシークを指令する。光ディスクドライブ10はシーク動作が完了すると、ドライブインタフェース9を介してドライブコマンドの完了を主制御回路1に通知する。

(F) 主制御回路1は記録再生制御回路8に対し目標セクタアドレスとしてボリューム管理領域のアドレスを指定してデータ再生動作を起動する。記録再生制御回路8は目標セクタを検出すると、目標セクタからのデータ再生を試みる。

(G) 目標セクタが記録済である場合、記録再生制御回路8は光ディスクドライブ10から読み出された再生データを復調して転送データバッファ5に転送する。次に主制御回路1はエラー検出訂正回路7を起動して再生データに対するエラー訂正処理を行う。そして、主制御回路1はホストインタフェース回路4を起動して転送データバッ

未記録フラッグを検出するとパーティション管理ブロック自体も未記録状態にあると判断し、ヘッダーのみをもつパーティション管理ブロックを生成し管理データバッファ6内に記録する。このヘッダー内には物理パーティションの登録数として0が登録されるとともに、二次代替領域全体が未使用状態にあるとして二次代替領域の管理情報が登録される。

以上の動作から、光ディスクドライブ10に装着されたディスクのパーティション管理ブロックは、光ディスク制御装置2の管理データバッファ6内に取り込まれる。

次に、ホストコンピュータが論理ボリュームの登録動作やファイルの記録/再生動作に先だってボリューム管理ブロックを読み出す動作について、第7図のフローチャートにしたがって以下に説明する。

(E) ホストコンピュータ12はデータ再生領域としてボリューム管理領域を指定したデバイスコマンド(READ Command)を送出する。主制御回路

5から再生データを転送する。転送された再生データは、ボリューム管理ブロックとしてホストコンピュータ12内部に保持される。

(H) 一方、目標セクタが未記録である場合、主制御回路1は記録再生制御回路8から送出される未記録フラッグを検出すると目標セクタが未記録状態であることを意味するセンスデータを生成し、ホストインタフェース回路4を介してホストコンピュータ12に通知する。ホストコンピュータ12はボリューム管理領域が未記録状態であることから情報記録媒体自体が未使用状態にあると判断して、ヘッダーのみをもつボリューム管理ブロックを生成し内部に保持する。このヘッダーでは、論理ボリュームの登録数が0であるとともに、ユーザ領域全体が未使用領域であるとして未使用領域の管理情報が登録される。

以上の動作から、ホストコンピュータはアクセスしようとするディスクのボリューム管理ブロックを内部に保持する。

次に、ホストコンピュータが新たな論理ボリューム

ームを登録する動作について第8図のフローチャートにしたがって以下に説明する。

(I) ホストコンピュータ12は、内部に保持したボリューム管理ブロックのヘッダーから読み出された未使用領域の先頭アドレスと登録すべき論理ボリュームの容量とを以て欠陥セクタの代替管理方式を保持したデバイスコマンド (ASSIGN VOLUME Command) を生成・送出する。次に、主制御回路1は、ホストインタフェース回路4に取り込まれたデバイスコマンドを読み出して解釈すると、デバイスコマンドが指定した代替管理方式と論理ボリュームの容量からいくつかの物理パーティションを未使用領域の先頭から割り当てる。そして、主制御回路1は新たに割り当てられた物理パーティションの管理情報を保持したパーティションエントリを生成して、管理データバッファ6内に保持されたパーティション管理ブロックを更新する。

(J) 次に、主制御回路1はエラー検出訂正回路7を起動し管理データバッファ6内の記録データ

(パーティション管理ブロック) にエラー検出訂正符号を付加する。さらに主制御回路1は記録再生制御回路8に対して目標セクタアドレスとしてパーティション管理領域のアドレスを指定してデータ記録動作を起動し、記録データをパーティション管理領域内に記録する。

(K) 主制御回路1は、新たに形成されたデータ領域の先頭アドレスや論理ボリューム登録後における未使用領域の先頭アドレスを保持したセンスデータを生成し、ホストインタフェース回路4を介してホストコンピュータ12に通知する。ホストコンピュータ12は転送されたセンスデータから、論理ボリュームの登録数や未使用領域の管理情報に関してヘッダーの書き換えを行うと同時に、新たな論理ボリュームの管理情報が保持されたボリュームエントリの追加登録として内部に保持したボリューム管理ブロックを更新する。

(L) ホストコンピュータ12は更新されたボリューム管理ブロックを記録するために、データ記録領域としてボリューム管理領域を指定したデバ

イスコマンド (WRITE Command) を送出する。主制御回路1は、ホストインタフェース回路4内からデバイスコマンドを読み出して解釈すると、光ディスクドライブ10に対してドライブコマンドを送出してボリューム管理領域へのシークを指令する。主制御回路1は光ディスクドライブ10からシーク動作の完了を通知されると、ホストインタフェース回路4を起動し記録されるボリューム管理ブロックのデータをホストコンピュータ12から転送データバッファ5内に転送する。次に主制御回路1はエラー検出訂正回路7を起動して記録データ (転送データバッファ5内のボリューム管理ブロック) にエラー検出訂正符号を付加する。さらに主制御回路1は記録再生制御回路8に対して目標セクタアドレスとしてボリューム管理領域のアドレスを指定してデータ記録動作を起動し、記録データをボリューム管理領域内に記録する。

以上で述べた論理ボリュームの登録動作から、新たな物理パーティションが未使用領域内に割り当てられるとともにボリューム管理ブロックとパ

ーティション管理ブロックが書き換えられる。

次に、代替管理方式としてオートモードが設定された論理ボリューム内において欠陥セクタの検出動作とその代替記録動作をともなうようなファイルの記録動作について、第9図のフローチャートにしたがって説明する。

(M) ホストコンピュータ12は、ファイルの記録領域が指定されたデバイスコマンド (WRITE Command) を送出する。主制御回路1はホストインタフェース回路4内に取り込まれたデバイスコマンドを読み出すと、まず管理データバッファ6内に保持されたパーティション管理ブロックを参照してファイルの記録領域が含まれる物理パーティションを割り出し、その管理情報を保持したパーティションエントリを読み出す。次に、主制御回路1は光ディスクドライブ10に対してドライブコマンドを送出してこの物理パーティションのテーブル領域へのシークを指令する。光ディスクドライブ10はシーク動作が完了すると、ドライブインタフェース9を介してドライブコマンドの

完了を主制御回路1に通知する。

(N) 主制御回路1は記録再生制御回路8に目標セクタアドレスとしてテーブル領域のアドレスを指定してデータ再生動作を起動する。記録再生制御回路8は、目標セクタを検出すると、目標セクタからのデータ再生を試みる。

(O) 目標セクタが記録済である場合、記録再生制御回路8は光ディスクドライブ10から読み出された再生データを復調して管理データバッファ6に転送する。主制御回路1は続いてエラー検出訂正回路7を起動して再生データに対するエラー訂正処理を行う。なお、上記の動作から読み出される代替管理テーブルは、管理データバッファ6内において先に読み出されたパーティション管理ブロックとは異なる領域に保持される。次に、主制御回路1は管理データバッファ6内に保持された代替管理テーブルの中からファイルの記録領域に含まれる欠陥セクタを検索する。欠陥セクタが検出された場合に、主制御回路1はその欠陥セクタを管理するテーブルエントリを読み出して内部

に保持する。

(P) 一方、目標セクタが未記録である場合、主制御回路1は記録再生制御回路8から送出される未記録フラッグを検出すると代替管理テーブルが未記録状態にあると判断してテーブルエントリの登録数を0とするとともに、代替セクタ管理情報として代替領域の先頭セクタのアドレスを保持したヘッダーのみをもつ代替管理テーブルを生成し管理データバッファ6内に記録する。

(Q) 主制御回路1は、まず光ディスクドライブ10に対してドライブコマンドを送出してファイルの記録領域として割り当てられたセクタを目標セクタとしてシークを指令する。このとき割り当てられたセクタが(O)の処理手順において欠陥セクタであると判別された場合、主制御回路1は欠陥セクタに代わって代替セクタを目標セクタとしたドライブコマンドを生成・送出して代替領域へのシークを指令する。主制御回路1は光ディスクドライブ10からシーク動作が完了を通知されると、ホストインタフェース回路4を起動してホ

ストコンピュータ12から記録されるデータを転送データバッファ5に転送する。次に主制御回路1はエラー検出訂正回路7を起動して記録データにエラー検出訂正符号を付加する。さらに、主制御回路1は記録再生制御回路8に対して目標セクタアドレスを指定してデータ記録動作を起動し、目標セクタ内にデータを記録する。以上のようなデータ記録動作は、ファイルの記録領域として割り当てられた全セクタについて実行される。

(R) 主制御回路1は、再び光ディスクドライブ10に対してドライブコマンドを送出してファイルの記録領域として割り当てられたセクタを目標セクタとしてシークを指令する。このとき割り当てられたセクタが(O)の処理手順において欠陥セクタであると判別された場合、主制御回路1は欠陥セクタに代わって代替セクタを目標セクタとしたドライブコマンドを生成・送出して代替領域へのシークを指令する。主制御回路1は光ディスクドライブ10からシーク動作が完了を通知されると、記録再生制御回路8に対して目標セクタア

ドレスを指定しデータ再生動作を起動する。次に、記録再生制御回路8が光ディスクドライブ10から転送された再生データを復調して転送データバッファ5に送出すると、主制御回路1はエラー検出訂正回路7を起動して再生データに含まれるエラーの検出を試みる。このとき、エラー検出訂正回路7が検出したエラーが所定の基準値(エラー検出訂正回路7が余裕を持って訂正可能となるエラー)よりも小さい場合やエラーを全く検出しない場合、主制御回路1は目標セクタに対するベリファイ動作が正常に終了したものと判断する。一方、基準値を越えるエラーが目標セクタから検出された場合、主制御回路1はこの目標セクタが欠陥セクタであると判断して欠陥セクタのアドレスを内部に保持する。以上のようなベリファイ動作は、(Q)の処理手順の中でデータが記録された全セクタについて実行される。

(S) (R)の処理手順において欠陥セクタが検出された場合に、主制御回路1は管理データバッファ6内に保持された代替管理テーブルのヘッダ

一を参照し、検出された全ての欠陥セクタに対し、代替領域の一端から順に未使用の代替セクタを割り当てる。次に、主制御回路1は管理データバッファ6内の代替管理テーブルに対し新たなテーブルエントリの登録とヘッダーの更新を行う。

(T) 主制御回路1は光ディスクドライブ10にドライブコマンドを送出して割り当てられた代替セクタへのシークを指令する。主制御回路1は光ディスクドライブ10からシーク動作の完了を通知されると、(Q)の処理手順においてホストコンピュータ12から転送されて転送データバッファ5内に保持されている記録データの中で欠陥セクタに記録されるべきデータにエラー検出訂正符号を付加した後、記録再生制御回路8に対して目標セクタアドレスとして代替セクタアドレスを指定しデータ記録動作を起動する。さらに、データ記録動作が完了すると、主制御回路1は(R)の処理手順と同様に代替セクタに対するベリファイ動作を実行する。このとき、代替セクタから再びベリファイエラーが検出されると、主制御回路

1は新たな代替セクタ割り当てとこの代替セクタに対するデータ記録動作を繰り返し実行する。また、主制御回路1は検出された全ての欠陥セクタについて以上のような代替記録動作を実行する。

(U) 代替記録動作が完了すると、主制御回路1は管理データバッファ6内で更新された代替管理テーブルを記録するために、光ディスクドライブ10にドライブコマンドを送出してテーブル領域へのシークを指令する。光ディスクドライブ10からシーク動作の完了を通知されると、主制御回路1はエラー検出訂正回路7を起動し管理データバッファ6内の記録データ(代替管理テーブル)にエラー検出訂正符号を付加する。そして、記録再生制御回路8に対して目標セクタアドレスとしてテーブル領域のアドレスを指定してデータ記録動作を起動して、記録データ(代替管理テーブル)をテーブル領域内に記録する。

以上で述べた処理手順にしたがって、オートモードが設定された論理ボリューム内におけるファイルの記録動作が実行される。上記の動作説明の

中で代替セクタの割り当てについて記述した(S)の処理手順では、説明の簡単化のために検出された全ての欠陥セクタが物理パーティション内で一次代替されるものとして説明した。しかし、制限された代替領域の容量を越える欠陥セクタが検出された場合、物理パーティション内で一次代替は不可能となり、以下に述べるような二次代替領域を用いた代替記録動作が実行される。まず、代替管理テーブルのヘッダー内に記録された内容から代替領域のオーバーフローを検出すると、管理データバッファ6内に保持したパーティション管理ブロックのヘッダー内から二次代替領域内で未使用状態にある二次代替セクタの先頭アドレスを読み出して、二次代替領域内に代替セクタを割り当てる。次に(T)の処理手順と同様にして割り当てられた代替セクタに対するデータ記録動作とベリファイ動作を実行する。そして、二次代替領域を用いた代替記録が完了すると、物理パーティションと代替管理テーブルは管理データバッファ6内で更新された後、(J)あるいは(U)の処理

手順にしたがってそれぞれパーティション管理領域とテーブル領域に記録される。

一方、代替管理方式としてホストモードが設定された論理ボリューム内におけるファイルの記録動作は、以下のように実行される。まず、主制御回路1はホストコンピュータ12から送出されたデバイスコマンド(WRITE Command)をホストインタフェース回路4内から読み出すと、光ディスクドライブ10にドライブコマンドを送出してデータが記録される目標セクタへのシークを指令する。主制御回路1は光ディスクドライブ10からシーク動作が完了を通知されると、ホストインタフェース回路4を起動してホストコンピュータ12から記録されるデータを転送データバッファ5に転送する。次に主制御回路1はエラー検出訂正回路7を起動して記録データにエラーの検出訂正符号を付加し、さらに記録再生制御回路8を起動してファイル記録領域に割り当てられた目標セクタに対してデータ記録動作を実行する。そして、ファイルの記録領域として割り当てられた全セクタに

対してこのようなデータ記録動作が完了すると、次に主制御回路1はデータ記録が行われた全セクタに対するベリファイ動作を実行する。つまり、主制御回路1は記録再生制御回路8を起動して光ディスクドライブ10から転送された再生データを復調して転送データバッファ5に送出した後、エラー検出訂正回路7を起動して再生データに含まれるエラー検出を試みる。このときエラー検出訂正回路7が目標セクタから基準値を越えるエラーを検出すると、主制御回路1はこの目標セクタが欠陥セクタであることを意味するセンスデータを生成し、ホストインタフェース回路4を介してホストコンピュータ12に通知してデバイスコマンドの実行を終了する。このときホストコンピュータ12は、OSやアプリケーションプログラムなどが指定した処理手順にしたがって欠陥セクタの代替処理を実行する。

次に、代替管理方式としてオートモードが設定された論理ボリューム内において代替セクタからの代替再生動作をとまなうファイルの再生動作に

御回路8は、目標セクタを検出すると目標セクタからのデータ再生を試みる。そして、目標セクタが未記録である場合に記録再生制御回路8から未記録フラグが送出されると、主制御回路1は代替管理テーブルが未記録状態にあることを検出しファイルの再生領域が含まれる物理パーティション内に欠陥セクタが存在しないものと判断する。

(X) 一方、目標セクタが記録済である場合に、記録再生制御回路8は光ディスクドライブ10から読み出された再生データを復調して管理データバッファ6に転送する。主制御回路1は、続いてエラー検出訂正回路7を起動して再生データに対するエラー訂正処理を行う。なお上記の動作によって読み出される代替管理テーブルは、管理データバッファ6内において先に読み出されたパーティション管理ブロックとは異なる領域に保持される。そして、主制御回路1は管理データバッファ6内に読み出された代替管理テーブルの中からファイルの再生領域に含まれる欠陥セクタを検索する。欠陥セクタが検出された場合に、主制御回

ついて、第10図のフローチャートにしたがって説明する。

(V) ホストコンピュータ12は、ファイルの再生領域が指定されたデバイスコマンド(READ Command)を送出する。主制御回路1はホストインタフェース回路4内に取り込まれたデバイスコマンドを読み出し解釈すると、まず管理データバッファ6内に保持されたパーティション管理ブロックを参照してファイルの再生領域が含まれる物理パーティションを割り出し、その管理情報を保持したパーティションエントリを読み出す。次に、主制御回路1は光ディスクドライブ10に対してドライブコマンドを送出してこの物理パーティションのテーブル領域へのシークを指令する。光ディスクドライブ10はシーク動作が完了すると、ドライブインタフェース9を介してドライブコマンドの完了を主制御回路1に通知する。

(W) 主制御回路1は記録再生制御回路8に目標セクタアドレスとしてテーブル領域のアドレスを指定してデータ再生動作を起動する。記録再生制

路1はその欠陥セクタを管理するテーブルエントリを読み出して内部に保持する。

(Y) 主制御回路1は、まず光ディスクドライブ10に対してドライブコマンドを送出してファイルの再生領域として割り当てられたセクタを目標セクタとしてシークを指令する。このとき割り当てられたセクタが(X)の処理手順において欠陥セクタであると判別された場合、主制御回路1は欠陥セクタに代わって代替セクタを目標セクタとしたドライブコマンドを生成・送出して代替領域へのシークを指令する。主制御回路1は光ディスクドライブ10からシーク動作が完了を通知されると、記録再生制御回路8に対して目標セクタアドレスを指定し、データ再生動作を起動する。次に、記録再生制御回路8が光ディスクドライブ10から転送された再生データを復調して転送データバッファ5に送出すると、主制御回路1はエラー検出訂正回路7を起動して再生データに対するエラー訂正処理を行う。そして、主制御回路1はホストインタフェース回路4を起動して転送デ

ータバッファ5から再生データを転送する。

以上のような処理手順にしたがって、代替管理方式としてオートモードが指定された論理ボリューム内からファイルの読み出し動作が実行される。一方、代替管理方式としてホスモードが指定された論理ボリュームでは、代替領域に対するアクセスの可能性がない。したがってファイルの再生領域として割り当てられたセクタについて(Y)の処理手順と同様なデータ再生動作だけが実行される。

これまでに述べた動作説明の中で、パーティション管理ブロックやボリューム管理ブロックそして代替管理テーブルの記録再生動作は書き換え可能型光ディスクを対象とし、その内部に割り当てられたパーティション管理領域やボリューム管理領域そしてテーブル領域内で更新されるものとして説明した。しかしながら、追記型光ディスクのように書き換え不能な特性を持つ媒体は同一領域内でデータの更新が出来ないことから、これら管理情報のデータ構造や記録再生手順が異なる。第

11図は、追記型光ディスクの内部に形成されるパーティション管理領域とボリューム管理領域そしてテーブル領域の構成図である。まずパーティション管理領域を例に、そのデータ構造や記録再生手順を以下に説明する。パーティション管理領域には、第11図(a)に示すように多数のパーティション管理ブロックを記録可能とする領域が割り当てられる。そして、新たな物理パーティションの登録動作や二次代替領域を用いた欠陥セクタの代替記録動作において、パーティション管理ブロックはパーティション管理領域の一端から未使用セクタを連続的に用いて更新記録される。したがって、パーティション管理領域内に記録された多数のパーティション管理ブロックの中で未使用領域の直前に記録されたものが最新である。そして、光ディスク装着時におけるパーティション管理ブロックの読み出し動作では、パーティション管理領域の一端に位置するセクタから連続的にデータ再生動作を実行し、未使用セクタの直前に位置して最後に再生されたものが最新のパーティション

管理ブロックであるとして管理データバッファ6内に読み込まれ保持される。またボリューム管理ブロックや代替管理テーブルも、第11図(b)や(c)に示すようにボリューム管理領域あるいはテーブル領域内において同様なデータ構造を持つ。そして、これらの管理情報もまたボリューム管理領域やテーブル領域の一端から未使用セクタを連続的に用いて更新記録されるとともに、未使用セクタの直前に位置して最後に再生されたものが最新の管理情報であるとして読み出される。

発明の効果

以上で説明したように、本発明では情報記録媒体内に任意の容量を持つ論理ボリュームが形成されるにもかかわらず、論理ボリュームを欠陥セクタの代替管理に通した容量の物理パーティションに分割して物理パーティション単位で一次代替処理を実行するとともに、二次代替領域を用いて物理パーティション内部で代替不能となった欠陥セクタの二次代替処理を実行する。したがって代替管理テーブルの容量を制限し、代替管理テーブル

自体の書き換え回数を小さくするとともに容量オーバーヘッド少ない欠陥セクタの代替管理が実用的な書き換え回数が制限されたり書き換え不能な特性を持つ情報記録媒体において実現されることにより、その実用的効果は大きい。

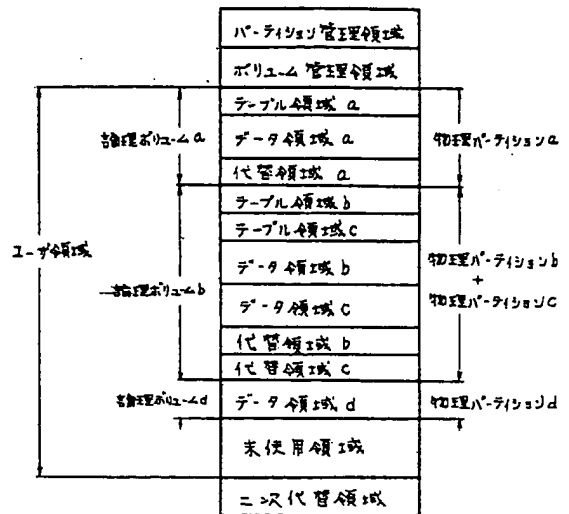
4、図面の簡単な説明

第1図は本発明の一実施例の情報記録媒体の領域構成図、第2図はボリューム管理ブロックの構成図、第3図はパーティション管理ブロックの構成図、第4図は代替管理テーブルの構成図、第5図は本発明の情報記録方式を適用した光ディスク制御装置のブロック図、第6図はパーティション管理ブロックの読み出し動作を説明するフローチャート、第7図はボリューム管理ブロックの読み出し動作を説明するフローチャート、第8図は論理ボリュームの登録動作を説明するフローチャート、第9図はファイルの記録動作を説明するフローチャート、第10図はファイルの再生動作を説明するフローチャート、第11図は追記型光ディスクにおける管理情報の記録領域の構成図である。

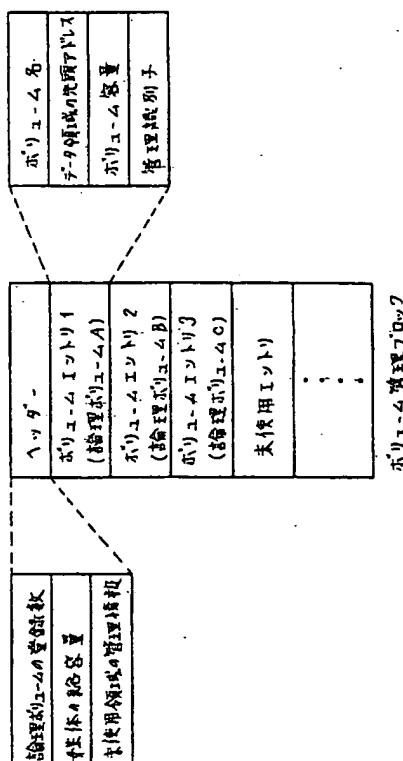
1 ……主制御回路、2 ……光ディスク制御回路、
3 ……バスライン、4 ……ホストインタフェース回
路、5 ……転送データバッファ、6 ……管理データ
バッファ、7 ……エラー検出訂正回路、8 ……記録—
再生制御回路、9 ……ドライブインタフェース、
10 ……光ディスクドライブ、11 ……ホストイン
タフェース、12 ……ホストコンピュータ。

代理人の氏名 弁理士 栗野重孝 ほか1名

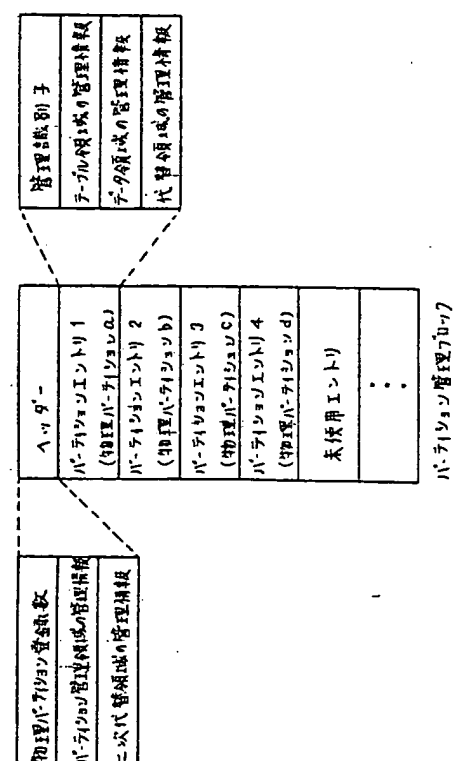
第 1 図



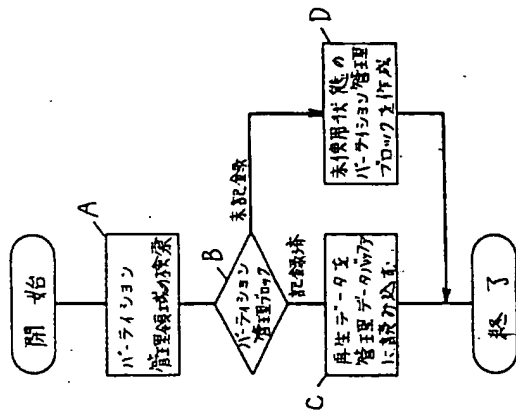
第 2 図



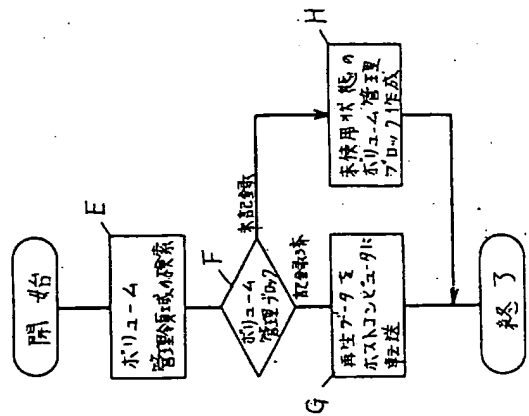
第 3 図



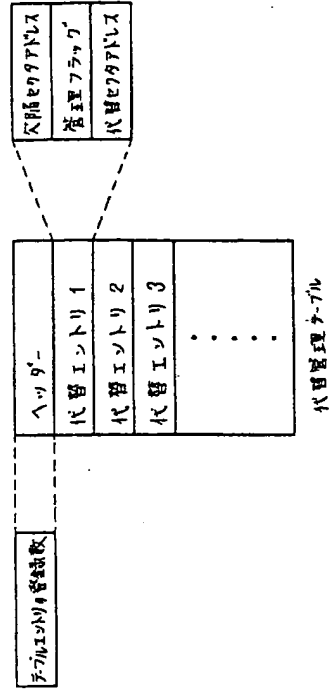
第 6 図



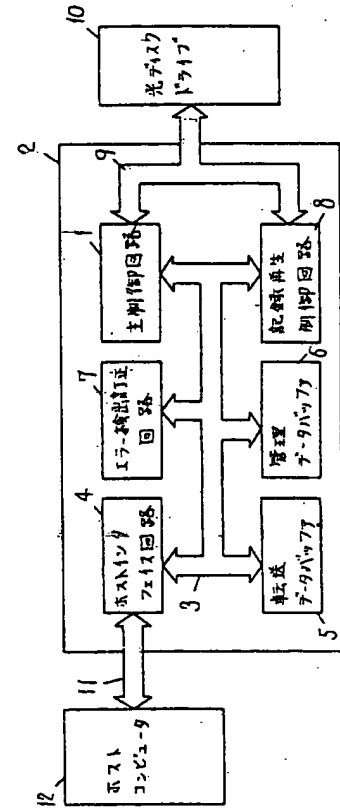
第 7 図



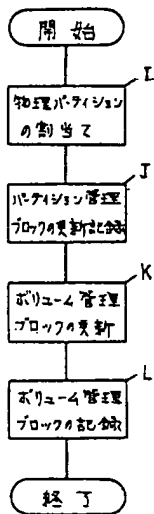
第 4 図



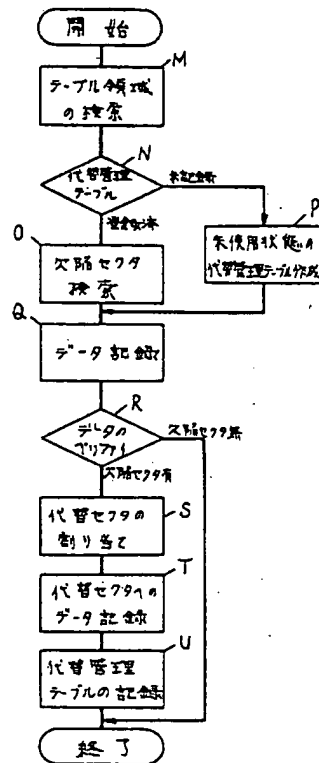
第 5 図



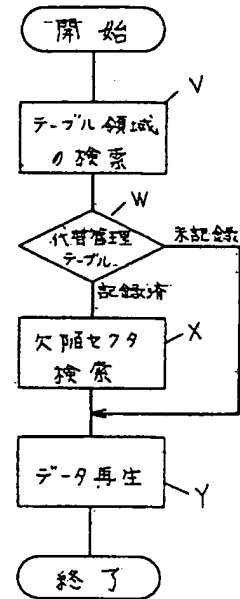
第 8 図



第 9 図

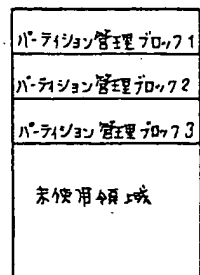


第 10 図



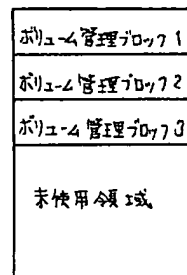
第 11 図

(a)



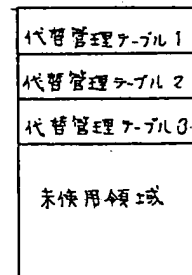
パーティション管理領域

(b)



ボリューム管理領域

(c)



テーブル領域